T2153-906593 #4

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

In re application of:

Muriel ROGER et al.

Serial No.: 09/661,448

Filed: September 13, 2000

For: METHOD AND DEVICE FOR MODEL RESOLUTION AND ITS USE FOR DETECTING ATTACKS AGAINST COMPUTER SYSTEMS

Examiner:

Group Art Unit: 2131

Corres. To FR 99/11716
Filed September 13, 1999

McLean, Virginia

COMPLETION OF
CLAIM FOR BENEFIT OF FILING DATE
OF PRIOR FOREIGN APPLICATION

Honorable Commissioner of Patents and Trademarks
Washington, DC 20231

Sir:

Further to the Claim for Priority filed with the application on September 13, 2000, in the matter of the above-identified application, a claim is hereby made under the provisions of 35 U.S.C. §119 for the benefit of the filing date of the corresponding French application No. 99 11716 filed September 13, 1999, which is referred to in the Declaration of the present case.

This Page Blank (uspto)

A certified copy of said French application is attached.

Respectfully submitted,

Date January 8, 2001

By: _____
Edward J. Kondracki
Registration No. 20,604

1751 Pinnacle Drive, Suite 500
McLean, Virginia 22102-3833
Telephone (703) 903-9000

This Page Blank (uspto)

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ - CERTIFICAT D'ADDITION

COPIE OFFICIELLE

Le Directeur général de l'Institut national de la propriété industrielle certifie que le document ci-annexé est la copie certifiée conforme d'une demande de titre de propriété industrielle déposée à l'Institut.

Fait à Paris, le 30 AOUT 2000

Pour le Directeur général de l'Institut
national de la propriété industrielle
Le Chef du Département des brevets

Martine PLANCHE

INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE
SIEGE
26 bis, rue de Saint Petersbourg
75800 PARIS Cédex 08
Téléphone : 01 53 04 53 04

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08
Téléphone : 01 53 04 53 04 Télécopie : 01 42 93 59 30

BREVET D'INVENTION, CERTIFICAT D'UTILITÉ

Code de la propriété intellectuelle-Livre VI

cerfa N° 55 -1328

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE

Confirmation d'un dépôt par télécopie ☐

Cet imprimé est à remplir à l'encre noire en lettres capitales

Réservé à l'INPI

DATE DE REMISE DES PIÈCES 13.09.99

N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL 9911716

DÉPARTEMENT DE DÉPÔT 99

DATE DE DÉPÔT 13 SEP. 1999

1 NOM ET ADRESSE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE À QUI LA CORRESPONDANCE DOIT ÊTRE ADRESSÉE

CABINET DEBAY
122 ELYSEE 2
78170 LA CELLE SAINT CLOUD

n°du pouvoir permanent | références du correspondant | téléphone
DYADE | 01.39.18.4624

2 DEMANDE Nature du titre de propriété industrielle

☒ brevet d'invention ☐ demande divisionnaire ☐ certificat d'utilité ☐ transformation d'une demande de brevet européen

demande initiale : ☐ brevet d'invention ☐ certificat d'utilité n° date

Établissement du rapport de recherche ☐ différé ☒ immédiat

Le demandeur, personne physique, requiert le paiement échelonné de la redevance ☐ oui ☐ non

Titre de l'invention (200 caractères maximum)

Procédé et dispositif de résolution de modèles et utilisation pour la détection des attaques contre les systèmes informatiques

3 DEMANDEUR (S) n° SIREN code APE-NAF

Nom et prénoms (souligner le nom patronymique) ou dénomination | Forme juridique

1. INRIA — Etablissement public
2. BULL — Société Anonyme

Nationalité (s) FRANCAISES

Adresse (s) complète (s) | Pays

1. Domaine de Voluceau
Rocquencourt
B.P. 105
78153 LE CHESNAY CEDEX

2. 68, route de Versailles
78430 LOUVECIENNES
FRANCE

En cas d'insuffisance de place, poursuivre sur papier libre ☐

4 INVENTEUR (S) Les inventeurs sont les demandeurs ☐ oui ☒ non Si la réponse est non, fournir une désignation séparée

5 RÉDUCTION DU TAUX DES REDEVANCES ☐ requise pour la 1ère fois ☐ requise antérieurement au dépôt ; joindre copie de la décision d'admission

6 DÉCLARATION DE PRIORITÉ OU REQUÊTE DU BÉNÉFICE DE LA DATE DE DÉPÔT D'UNE DEMANDE ANTÉRIEURE

pays d'origine	numéro	date de dépôt	nature de la demande

7 DIVISIONS antérieures à la présente demande n° date n° date

8 SIGNATURE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE
(nom et qualité du signataire)

Y. DEBAY
Mandataire (CPI 92-1066)

SIGNATURE DU PRÉPOSÉ À LA RÉCEPTION | SIGNATURE APRÈS ENREGISTREMENT DE LA DEMANDE À L'INPI

La loi n°78-17 du 6 janvier 1978 relative à l'informatique aux fichiers et aux libertés s'applique aux réponses faites à ce formulaire. Elle garantit un droit d'accès et de rectification pour les données vous concernant auprès de l'INPI.

SA 540 A/200298

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE

BREVET D'INVENTION, CERTIFICAT D'UTILITE

DÉSIGNATION DE L'INVENTEUR
(si le demandeur n'est pas l'inventeur ou l'unique inventeur)

DEPARTEMENT DES BREVETS

26bis, rue de Saint-Pétersbourg
75800 Paris Cédex 08
Tél. : 01 53 04 53 04 - Télécopie : 01 42 93 59 30

N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL

99 11716

TITRE DE L'INVENTION :

Procédé et dispositif de résolution de modèles et utilisation pour la détection des attaques contre les systèmes informatiques

LE(S) SOUSSIGNÉ(S)

Yves DEBAY
CABINET DEBAY
122 ELYSEE 2
78170 LA CELLE SAINT CLOUD

DÉSIGNE(NT) EN TANT QU'INVENTEUR(S) (indiquer nom, prénoms, adresse et souligner le nom patronymique) :

ROGER Muriel
65, boulevard Kellermann
75013 PARIS

GOUBAULT-LARRECQ Jean
1, rue des Bateliers
92110 CLICHY

NOTA : A titre exceptionnel, le nom de l'inventeur peut être suivi de celui de la société à laquelle il appartient (société d'appartenance) lorsque celle-ci est différente de la société déposante ou titulaire.

Date et signature (s) du (des) demandeur (s) ou du mandataire

Le 12 octobre 1999
Y. DEBAY Mandataire (CPI 92-1066)

BA 113/140897

DOCUMENT COMPORTANT DES MODIFICATIONS

PAGE(S) DE LA DESCRIPTION OU DES REVENDICATIONS OU PLANCHE(S) DE DESSIN			R.M.*	DATE DE LA CORRESPONDANCE	TAMPON DATEUR DU CORRECTEUR
Modifiée(s)	Supprimée(s)	Ajoutée(s)			
21-22		23	X	10/05/00	15/05/2000 BB
22-23			X	24/05/00	29 MAI 2000 - B B

Un changement apporté à la rédaction des revendications d'origine, sauf si celui-ci découle des dispositions de l'article R.612-36 du code de la Propriété Intellectuelle, est signalé par la mention «R.M.» (revendications modifées).

Procédé et dispositif de résolution de modèles et utilisation pour la détection des attaques contre les systèmes informatiques

La présente invention concerne un procédé et dispositif de résolution de modèles et son utilisation pour la détection des attaques contre les systèmes informatiques.

Les systèmes informatiques sécurisés peuvent être soumis à des attaques ou tentatives d'introduction frauduleuse. En général, on essaie de parer à ces attaques en établissant des fichiers compte-rendu, par exemple, des fichiers compte-rendu système (log system) ou des fichiers compte-rendu réseau (log réseau) et en effectuant des filtrages sur ces fichiers pour détecter un incident ou une intrusion. Les systèmes qui font de l'audit de fichiers de compte-rendu reposent généralement sur une méthode compliquée qui pose des problèmes à l'écriture et, de plus, l'audit résultant est difficile à lire. Par ailleurs, lorsque l'intrusion se fait en plusieurs étapes successives non concomitantes, le système peut très bien ne pas la détecter. Par ailleurs, l'écriture des conditions d'audit est peu souple, peu modifiable et pose des problèmes de modularité. Ainsi, dans la plupart des systèmes fonctionnant à l'aide de règles il est nécessaire de décrire les conditions d'audit sous forme de programmes décrivant les déclenchements de règles conditionnés par des événements ; par exemple, pour décrire une condition d'audit spécifiant une étape A, suivie quelque temps plus tard de B, suivie quelque temps plus tard de C, il faudra décrire des règles d'attente de l'étape A, qui en cas de succès devront déclencher des règles d'attente de l'étape B, qui en cas de succès devront déclencher des règles d'attente de l'étape C. Cette façon de décrire la suite A, B, C est lourde, est cause d'erreurs difficiles à détecter par une simple lecture. Enfin, certains systèmes connus nécessitent de balayer plusieurs fois les fichiers compte-rendu.

Un but de l'invention est donc de proposer un procédé performant de résolution de spécifications.

Ce but est atteint par le fait que le procédé performant de résolution de spécifications comporte :

a) une étape de formulation des conditions d'audit que l'on veut détecter à l'aide de formules de spécification, exprimant des schémas d'attaque ou d'introduction frauduleuse, ou encore d'anomalies, ceci n'étant pas limitatif, à vérifier par l'examen des enregistrements du fichier compte-rendu du système ;

b) une étape d'expansion des formules en sous-formules;

c) une étape consistant à engendrer pour chaque formule expansée à chaque enregistrement des clauses de Horn à résoudre pour détecter si la formule est valide ou non à cet enregistrement, les clauses de Horn exprimant les implications résolvantes des sous-formules pour chaque enregistrement balayé, en clauses positives, c'est-à-dire ne comptant qu'un littéral positif, et en clauses non positives, c'est-à-dire comptant au moins un littéral négatif, lesquels littéraux négatifs forment la partie négative de la clause.

d) une étape de mémorisation des clauses de Horn positives dans une pile de sous-formules œuvrées et une étape de mémorisation dans un tableau comportant une représentation de la ou des sous-formules impliquantes constituant la partie négative de la clause et du lien avec la ou les sous-formules impliquées constituant la partie positive de la clause et mémorisation dans un compteur du nombre de formules ou sous-formules présentes dans la partie négative de la clause pour chaque sous-formule impliquée ;

e) une étape de résolution du tableau à partir de chaque clause positive rencontrée ;

f) une étape d'itération des étapes b) à e) jusqu'au parcours complet de tous les enregistrements du fichier compte-rendu.

Un autre but est de permettre une grande flexibilité.

Ce but est atteint par le fait que le procédé utilise pour la formulation de la spécification une logique temporelle.

Selon une autre particularité, le tableau est matriciel et indexé en colonnes par les indices des formules apparaissant dans la partie négative des clauses de Horn et les lignes sont exactement les clauses de Horn.

Selon une autre particularité le tableau est représenté sous forme de matrice creuse, les colonnes étant représentées au moyen de listes chaînées et les lignes demeurant implicites, est préférée.

Selon une autre particularité, une optimisation de l'expansion des formules est obtenue par une table de hachage dans le but d'assurer qu'une même formule n'est pas expansée plus d'une fois à chaque enregistrement.

Selon une autre particularité, le fichier compte-rendu n'est parcouru qu'une seule fois du début jusqu'à la fin.

Un autre but est de proposer un dispositif permettant la mise en œuvre du procédé.

Ce but est atteint par le fait que le dispositif performant de résolution d'une spécification comporte :

- un logiciel adaptateur permettant de traduire les informations du fichier compte-rendu, formulées dans le langage spécifique de la machine en un langage compréhensible de l'interpréteur ;

-un interpréteur recevant les informations de l'adaptateur et recevant la formulation de la spécification dans la logique temporelle en une formule de spécification pour expanser cette formule et remplir le tableau et la pile de sous-formules œuvrées décrits plus haut résultant du balayage du fichier compte-rendu de la machine ;

- un algorithme de traitement de clauses permettant de résoudre les clauses de Horn utilisant les informations du tableau et de la pile de sous-formules œuvrées, cet algorithme de traitement de clauses générant un fichier de sortie ou générant une action.

D'autres particularités et avantages de la présente invention apparaîtront plus clairement à la lecture de la description ci-après faite en référence aux dessins annexés dans lesquels :

- la figure 1 représente une vue schématique des éléments matériels et logiciels permettant la mise en œuvre du procédé.

- la figure 2 représente le contenu de la table, des compteurs de formules ou sous-formules présentes dans les parties négatives des clauses, et de la pile, et leur évolution au cours de la mise en œuvre du procédé.

La figure 1 représente les éléments nécessaires à la mise en œuvre du procédé selon l'invention. Le fichier compte-rendu (1) est généralement présent sur toutes les machines et peut être le fichier compte-rendu réseau lorsque la machine est connectée à un réseau, ou un fichier compte-rendu système ou tout autre fichier sur lequel on veut vérifier une spécification. Ce fichier communique avec un adaptateur (2) qui est un logiciel permettant de traduire les informations contenues dans le fichier compte-rendu et exprimées dans le langage spécifique à la machine en un langage évolué compréhensible par un interpréteur (3). L'interpréteur (3) reçoit également d'un module (4) la formule de la spécification à vérifier exprimée dans une logique temporelle. Cet interpréteur (3) réalise l'expansion de la formule en sous-formules et le balayage de chaque enregistrement Ei (Annexe 2) du fichier compte-rendu (1) pour générer, à l'aide de cette expansion et de ce balayage, un tableau et une pile résultants exprimant des clauses de Horn mémorisées dans une mémoire (5). La notion de clause de Horn est bien connue de l'homme du métier, et est décrite par exemple dans (Goubault-Larrecq, Jean et Mackie, Ian, Proof Theory and Automated Deduction, édité par Kluwer, 1996). Ce tableau et cette pile sont exploités par un algorithme (6) de traitement de clauses qui reçoit un ordre de lancement de l'interpréteur (3) une fois que ce dernier a rempli le tableau (5) contenant une table de compteurs (7), ainsi qu'une pile (18), après avoir parcouru tous les enregistrements Ei du fichier. Cet algorithme va chercher la résolution de la spécification par rapport à l'ensemble des enregistrements. Lors de la détection du balayage complet du fichier d'enregistrement (1), l'algorithme de traitement de clauses génère, soit un fichier de sortie, soit une action du système ou de la machine.

Selon une optimisation du procédé selon l'invention, la phase de remplissage du tableau (6) et de la pile (18) et la phase de traitement de clauses sont effectuées de façon concomitantes, de sorte que l'algorithme de

traitement de clauses puisse générer le fichier de sortie ou l'action du système ou de la machine au plus tôt, et en général avant la détection du balayage complet du fichier d'enregistrement (1).

Pour mieux comprendre le procédé mis en œuvre, celui-ci va être explicité à l'aide d'un exemple dont les formules figureront en annexe à la fin de la description. Tout d'abord, un fichier de compte-rendu (log) est une suite d'enregistrements E = (E1, ..., EN) telle que représentée à l'annexe 2. Chaque enregistrement Ei comporte un certain nombre d'informations telles que la date, l'opération concernée, la machine, un résultat, un sujet, cette liste n'étant pas limitative.

Ainsi E1 signale que l'utilisateur machin a tenté de se connecter mais a échoué.

Pour formuler une spécification, telle que celle représentée à l'annexe 1, que l'on veut détecter ou résoudre, on utilise une formule de spécification dans une logique temporelle. Cette formule est décrite selon la production **formule** suivante de la grammaire en format BNF bien connu de l'homme du métier (Aho, Alfred V. et Sethi, Ravi et Ullman, Jeffrey D., Compilers : Principles, Techniques and Tools, Addison-Wesley, 1986) :

formule : : = atome
| **formule Λ formule**
| formule V formule
| formule U formule
| formule W formule
atome : : = record
| (formule)
|¬ atome
|O atome, la ligne suivante existe et à la ligne suivante, l'atome est vrai
|Õ atome, si la ligne suivante existe alors à la ligne suivante, l'atome est vrai

|◊ atome, il existe une ligne, soit la ligne courante, soit une ligne ultérieure, l'atome est vrai

| atome, pour toutes les lignes à partir de la ligne courante, l'atome est vrai

Les opérateurs entre formules sont l'opérateur « **Λ** » **pour exprimer** un « ET » logique, « V » pour exprimer un « OU » logique, « U » pour exprimer la formulation jusqu'à (until), « W » pour exprimer la formulation (Waiting-for) en attente de, « O » pour exprimer la formulation à la ligne suivante, qui existe, « Ő » pour exprimer la formulation à la ligne suivante, si elle existe, « ◊ » pour exprimer la formulation à la ligne courante ou à une ligne ultérieure , « □ » pour exprimer la formulation à la ligne courante et à toute ligne ultérieure. Cette notation est bien connue de l'homme du métier, voir par exemple (Manna, Zohar et Pnueli, Amir, The Temporal Logic of Reactive and Concurrent Systems Specification, Springer, 1992). Ainsi, la formulation temporelle F = F1 W F2 permet une formulation aisée d'une spécification à vérifier.

Supposons que l'opérateur ait introduit, grâce à une interface (4) homme-machine permettant la génération de formule temporelle, une formule temporelle telle que celle figurant en annexe 1.

L'interface (4) va traduire cette formule de l'annexe 1 en une formule temporelle où F et H sont des formules atomiques dans lesquelles F représente {op = « connection », result = « failed », ...} et H représente {op = « connection », result = « success », ...}. Par ailleurs, nous supposons que le fichier de compte-rendu (1) contient les enregistrements E1 à E3 représentés en annexe 2.

Dans un premier temps, l'interpréteur (3) procède à l'expansion de la formule pour chaque enregistrement E1, E2, E3, comme représenté à l'annexe 6, en générant des sous-formules pour chaque enregistrement afin d'en déduire des clauses de Horn qui rendent compte des implications logiques qui existent entre une formule et ses sous-formules et de la

possibilité de satisfaire les formules atomiques, comme représenté à l'annexe 6. Ainsi pour l'enregistrement E1, la formule est expansée en la sous-formule F à laquelle correspond la clause (f_2), en la sous-formule ◊H à laquelle correspond la clause (f_2) ∧ (f_3)→(f_1), etc. L'interpréteur (3) comporte une procédure d'optimisation qui permet de supprimer les redondances et les étapes inutiles du tableau de l'annexe 6 et après optimisation, l'interpréteur retiendra uniquement les clauses engendrées correspondant au tableau de l'annexe 7. Pour faciliter la compréhension du tableau de l'annexe 7 ou du tableau de l'annexe 6, la notation ◊H signifie : « il existe une ligne, soit la ligne courante de l'enregistrement, soit une ligne ultérieure où la formule H est vérifiée » ; pour vérifier si F ∧ ◊H est vraie à l'enregistrement E1, on numérote les couples (formule, enregistrement) appelés configurations, dans l'exemple le couple (F ∧ ◊H, E1) est numéroté (1). L'interpréteur (3) expanse la formule F ∧ ◊H à l'enregistrement E1 en les formules F et ◊H. Le couple (F, E1) est numéroté f_2, le couple (◊H, E1) est numéroté f_3, et l'interpréteur génère la clause (f_2) ∧ (f_3)→(f_1), qui exprime que si la configuration f_2 et la configuration f_3 sont vérifiées alors la configuration f_1 est vérifiée, c'est-à-dire que F est vérifiée à l'enregistrement E1. O(◊H) signifie : « la ligne d'enregistrement suivante existe et à la ligne suivante ◊H est vraie », ceci correspond à la configuration f_6 pour le premier enregistrement. La formule HVO(◊H) signifie « H est vrai ou la ligne d'enregistrement suivante existe et à la ligne suivante, il existe une ligne, soit la ligne courante, soit une ligne ultérieure où H est vrai », ceci correspond aux configurations (f_4) pour l'enregistrement E1, (f_9) et (f_{14}) pour l'enregistrement E2 et (f_{19}), (f_{23}) et (f_{28}) pour l'enregistrement E3. L'ensemble des clauses de Horn figurant dans la partie droite du tableau de l'annexe 7 est stocké dans la table (5), dans le compteur (7) et dans la pile (18) représentés figure 2 de la façon suivante. Les colonnes de la table (5) sont indexées par les indices (f_2), (f_3), (f_4), (f_5), (f_6), (f_8), (f_{11}), (f_{12}) des formules apparaissant dans la partie négative de la clause. Seuls les indices impliquant une conclusion sont conservés. Les lignes de la table (5) sont

indexées par les indices (f_1), (f_3), (f_7) des formules apparaissant dans la partie positive de la clause. La partie négative de la clause est la partie située à gauche de la flèche d'implication que l'on appellera par la suite la ou les sous-formules impliquantes. La partie positive est à droite de la flèche et sera appelée la formule impliquée. Cette représentation n'est pas limitative et la représentation sous forme de matrice creuse, les colonnes étant représentées au moyen de listes chaînées et les lignes demeurant implicites, est préférée Toutefois pour bien comprendre l'invention celle-ci va être expliquée à l'aide des notations de la figure 2. Pour bien comprendre la notation du tableau 7, la clause $(f_2) \wedge (f_3) \rightarrow (f_1)$ signifie que si la configuration f_2 est vérifiée et la configuration f_3 est vérifiée alors la configuration f_1 est vérifiée. La clause $f_7 \rightarrow f_3$ signifie que si la configuration f_7 est vérifiée alors la configuration f_3 aussi. Par ailleurs, au cours de l'expansion des formules par l'interpréteur (3), celui-ci a stocké dans une pile (18) les clauses positives correspondant aux formules qui peuvent être satisfaites. Ainsi à la fin de l'expansion, les formules f_2 et f_8 sont dans la pile (18_1), comme représenté à la figure 2, et la table des compteurs de littéraux négatifs des clauses du tableau est constituée des informations représentées par la référence (7_1) sur cette figure. Dans la phase de résolution, l'algorithme de traitement de clauses (6), lorsqu'il est lancé par l'interpréteur une fois que celui-ci a rempli les tables (5, 7 et 18) après avoir examiné les lignes d'enregistrements du fichier compte-rendu, va commencer par examiner le dessus de la pile (18) et en extraire l'information que la configuration f_8, en l'occurrence, est satisfaite. L'algorithme examine ensuite dans la table (5) les clauses qui ont cette configuration en partie négative, en l'occurrence la configuration f_7, et en déduit le compteur qu'il doit décrémenter. Le compteur (7_2) représente l'évolution dans le compteur (7_1) du compteur qui est associé à la formule représentée dans la partie positive. L'algorithme décrémente le compteur correspondant, en l'occurrence celui de la configuration f_7, et met dans le haut de la pile la valeur « 7 » de la configuration qui est vraie, comme représenté dans la case (18_2) qui

représente l'évolution de la pile (18) alors que la colonne (7_2) représente l'évolution du compteur. Puis l'algorithme de résolution des clauses va procéder par itération en recherchant les clauses qui ont la configuration f_7 en partie négative pour en déduire que la configuration f_3 est vraie et décrémenter le compteur correspondant à cette ligne de configurations, comme représenté dans la colonne (7_3). L'algorithme (6) continue ainsi jusqu'à ce que la pile (18) soit vide ou contienne des configurations déjà traitées et l'on obtient dans la pile (18_5) la seule configuration f_1 qui vérifie la spécification.

L'algorithme d'expansion évite de répliquer inutilement des configurations identiques, représentées par leur pointeur en mettant en place une table de hachage. La structure de données de table de hachage et les algorithmes associés sont bien connus de l'homme du métier, voir par exemple (Knuth, Donald Erwin, The Art of Computer Programming, vol. 3, Sorting and Searching, Addison-Wesley, seconde édition, 1998).

Par ailleurs, on peut également effectuer des optimisations liées à l'expansion des formules, de façon à éviter plusieurs étapes. Ainsi au lieu d'expanser la formule ◊F en FVO(◊F) puis en F et O(◊F) et ensuite en ◊F à l'état suivant, on l'expanse directement en F et en ◊F à l'état suivant. De même, lorsqu'on a une formule du type F **Λ G** où soit F, soit G peut être évalué à l'état courant en faux, on arrête l'expansion de la formule. La méthode développée par l'invention, présente un avantage par rapport à la méthode connue de l'art antérieur où l'on établit dans un premier temps, une table de vérité de chaque formule atomique telle que celle représentée en annexe 4 puis dans un deuxième temps, on établit les tables de vérité (annexe 5) des sous-formules non atomiques à l'aide de la table de vérité de l'annexe 4. La vérification de modèles se fait ensuite en deux temps. Tout d'abord on vérifie que les formules atomiques sont vraies ou fausses, ce qui oblige pour chaque formule un parcours des états puis, dans un second temps, pour établir les vérités des sous-formules on est contraint de regarder pour chaque formule atomique comment elle se comporte dans chaque état,

ce qui revient à faire plusieurs parcours des enregistrements. Cela reviendrait à faire des retours en arrière dans le fichier de compte-rendu avec toutes les opérations de lecture et de positionnement qui s'en suivent, ce qui, étant donné la grande taille d'un fichier de compte-rendu, peut être très coûteux en temps. La méthode développée par l'invention est beaucoup plus performante et économe même en taille et mémoire pour mémoriser les états intermédiaires.

Pour permettre une meilleure compréhension de l'algorithme, nous allons le décrire brièvement, puis nous le présenterons de manière formelle.

On considère F_S, le fichier de spécification, comme une suite finie de formules F_S dont la syntaxe et la sémantique sont définies plus haut. Notons F l'ensemble de toutes les formules dont la syntaxe et la sémantique sont définies plus haut. $(R_1,\ldots, R_{|N|})$ (avec N égal au nombre d'enregistrements dans le fichier) le fichier de $logs_A$. Les fichiers de logs sont des fichiers de compte-rendu de tout ce qui se passe dans un système (par exemple, un fichier retraçant les connexions et les déconnexions des utilisateurs sur les machines). Un enregistrement (record) est une fonction R de domaine et codomaine finis de Σ^* vers Σ^*, *où* l'ensemble des chaînes de caractères

$$R : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*.$$

Notons respectivement *dom*(*R*) et *codom*(*R*) pour le domaine de *R* et le codomaine de *R*.

Exemple 1 (record) Considérons l'enregistrement *R* d'un fichier de logs :

Date = 27 : 02 : 2000, operation = connection, machine = papillon,
resultat = succès, sujet = Machin
on aura alors : *dom*(*R*) = {date, operation, machine, resultat, sujet]}
où *dom*(*R*) est le domaine et *codom* le codomaine
codom(*R*) = {27 : 02 : 2000, connection, papillon, succes, Machin} et

$R : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$
date→ 27 : 02 : 2000
opération→ connection
machine→ papillon
resultat→ succes
sujet→ Machin.

Un fichier de logs est donc une suite (finie) d'enregistrements R_1, ..., $R_{|N|}$.

Soit « *Current* » et « *Next* », des ensembles de représentations de formules (dans la suite de la description, on dira "formule" pour "représentation de formule") ; *Current* est l'ensemble des formules à examiner à l'état courant, et *Next* est l'ensemble des formules qu'il faudra examiner à l'état suivant.

A chaque état, l'ensemble « *Current* » est l'union de l'ensemble « *Next* » et des formules F_S associées à l'état courant. C'est ce que dit l'étape 2 de l'algorithme.

L'état courant est représenté par l'entier i, $1 \leq i \leq |N|$.

On parcourt en une fois le fichier de compte-rendu « logs », et pendant ce parcours, à chaque état, c'est-à-dire à chaque enregistrement (record) du fichier, on regarde quelles sont les formules de l'ensemble *Current* qui sont vérifiées, et pour celles qui contiennent des opérateurs du futur, on les ajoute à l'ensemble « *Next* » pour pouvoir les examiner à l'état suivant. C'est ce que fait la procédure « *Expand* » à l'étape 3) de l'algorithme. Cette procédure extrait les sous-formules de chaque formule récursivement, stocke leurs implications logiques les concernant sous forme de clauses de Horn dans une matrice *M* (par exemple, pour une formule $F = F_1 \vee F_2$, on aura les clauses $F_1 \rightarrow F$ et $F_2 \rightarrow F$, et pour celles qui sont atomiques, si elles sont vérifiées à l'état courant (c'est ce que cherche la procédure « *match* » qui apparaît dans « *Expand* », elle les stocke dans une pile (*Stack*) qui est une pile de représentation de formules. Une fois que toutes les formules ont été expansées à l'état courant, on résoud ce qui peut l'être à l'aide de la matrice et de la pile (c'est ce que fait la procédure « *resolve_matrice* » à l'étape 4) de l'algorithme. Ainsi, grâce aux formules atomiques qui l'étaient et aux clauses, on trouvera mémorisé dans le fichier « *ResForm* » (qui est un ensemble de représentations de formules) toutes les formules qui sont vérifiées.

Ces étapes sont itérées jusqu'à la fin du fichier de « logs » (on le voit à l'étape 4) de l'algorithme). Enfin, quand tout le fichier de « logs » est parcouru, la procédure « Satis » de l'étape 5) compare les formules du fichier *ResForm*, qui sont toutes des formules vérifiées à un certain état mais qui sont des sous-formules de formules du fichier de spécification, et les formules du fichier de spécification, pour pouvoir dire lesquelles sont vérifiées et à quel(s) état(s).

Voici maintenant l'algorithme proprement dit :

1) $i = \varnothing$;
Current := $\varnothing$;
Next := $\varnothing$;
ResForm := $\varnothing$;
Stack := *pile_vide* ;
M = () ;

2) *Current* := {*Repr(F, i)* / $F \in F_S$} $\cup$ *Next* ;
où *Repr(F, i)* est une représentation mémorisée de *F* à l'état *i*
Next := $\varnothing$;

3) tant que *Current* $\neq \varnothing$ faire :
soit $f \in$ *Current* ;
Current := *Current*\ {*f*} ;
Expand(*f*) ;

4) *resolve_matrice* ;
si $i <$ | N|
alors $i := i + 1$;
aller en 2) ;
sinon aller en 5) ;

5) *Satis* ;

Nous allons maintenant définir les différentes procédures utilisées dans l'algorithme :

Procédure « *Expand(f)* », où f est une représentation de formules.

Pour plus de clarté, nous allons présenter cette procédure à l'aide d'un tableau dont nous allons expliquer la signification :

- la colonne "*Formule*" est exactement : $form\ (f)$, c'est-à-dire la formule représentée par f,
- la colonne "*Current*" (resp. "*Next*") désigne toutes les représentations de formules qui sont ajoutées à l'ensemble "*Current*" (resp. "*Next*"),
- la colonne "*Clause*" désigne les clauses qui sont stockées dans la matrice avec la procédure *insérer_clause* décrite plus loin,
- les représentations de formules ajoutées à l'ensemble "*Current*" se font à leur tour expanser récursivement,
- les formules atomiques et les formules de la forme $\neg\ F_1$ où F_1 est une formule atomique, sont traitées séparément : si la formule atomique correspond à l'enregistrement courant (match lrecord) (la procédure « *match* » sera définie plus loin), alors cette formule est vérifiée à l'état i ; si la formule atomique F_1 ne matche pas le record courant, alors $\neg F_1$ est vérifiée à l'état i. Plus formellement :

- Si $form(f)$ est une formule atomique,
  si $match(f) = TRUE$
  alors $Stack = Empiler(Stack, f)$;
- Si $form(f)$ est de la forme $\neg F1$, $F1$ formule atomique,
  soit $f_1 = Repr(F_1, i)$;
  si $match(f_1) = FALSE$
  alors $Stack = Empiler\ (Stack, f)$;

Formule	Current	Next	Clause
$F_1 \wedge F_2$	$f_1 = Repr(F_1, i)$ $f_2 = Repr(F_2, i)$		$f_1 \wedge f_2 \rightarrow f$
$F_1 V F_2$	$f_1 = Repr(F_1, i)$ $f_2 = Repr(F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$ $f_2 \rightarrow f$
OF_1		$f_1 = Repr(F_1, i + 1)$	$f_1 \rightarrow f$
OF_1		$f_1 = Repr(F_1, i + 1)$ $si\ i \neq \lvert N \rvert$ (*)	$f_1 \rightarrow f$
$\Diamond F_1$	$f_1 = Repr(F_1, i)$	$f_2 = Repr(\Diamond F_1, i + 1)$	$f_1 \rightarrow f$ $f_2 \rightarrow f$
$\Box F_1$	$f_1 = Repr(F_1, i)$	$f_2 = Repr(\Diamond F_1, i + 1)$	$f_1 \wedge f_2 \rightarrow f$
$F_1 U F_2$	$f_1 = Repr(F_1 \wedge O(F_1 U F_2), i)$ $f_2 = Repr(F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$ $f_2 \rightarrow f$
$F_1 W F_2$	$f_1 = Repr(\Box F_1, i)$ $f_2 = Repr(F_1 U F_2,, i)$		$f_1 \rightarrow f$ $f_2 \rightarrow f$
$\neg(F_2 \wedge F_3)$	$f_1 = Repr(\neg F_2 v \neg F_3, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg (F_2 V F_3)$	$f_1 = Repr(\neg F_2 \wedge \neg F_3, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg (\neg F_2)$	$f_1 = Repr(F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg (OF_2)$	$f_1 = Repr(O(\neg F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg (OF_2)$	$f_1 = Repr(O(\neg F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg (\Diamond F_2)$	$f_1 = Repr(\Box (\neg F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg (\Box F_2)$	$f_1 = Repr(\Diamond (\neg F_2, i)$		$f_1 \rightarrow f$
$\neg(F_2 U F_3)$	$f_1 = Repr(\Box (\neg F_3, i)$ $f_2 = Repr(\neg F_3 U (\neg F_2, \wedge, \Box F_3), i)$		$f_1 \rightarrow f$ $f_2 \rightarrow f$
$\neg(F_2 W F_3)$	$F_1 = Repr((\neg F_3) U (\neg F_2, \wedge, \neg F_3), i)$		$f_1 \rightarrow f$

(*) : sinon, c'est-à-dire si $i = \lvert N \rvert$,
$f_1 = Repr(F_1, i)$
$Stack = Empiler(Stack, f_1)$;

Procédure « match(*f*) », ***où f est une représentation de formules***

Cas form (*f*) :

- si c'est de la forme $\{id_1 = t_1,\ldots, id_n = t_n,\ldots\}$, alors :
  - si $\forall j$, $1 \leq j \leq n$, $id_j \in$ **Dom** (R_i), et match-term ($R_i(id_j)$, t_j, *f*)
  - alors TRUE
  - sinon FALSE
- si c'est de la forme $\{id_1 = t_1,\ldots, id_n = t_n\}$, alors :
  - si $n = |dom(R_i)|$ et j, $1 \leq j \leq n$, $id_j \in$ **Dom** (R_i),
    et match-term ($R_i(id_j)$, t_i, *f*)
  - alors TRUE
  - sinon FALSE

- **Procédure « match-term » (w, t, *f*)**, où w, $t \in \Sigma^* \cup \mathcal{V}$ et *f* est une représentation de formule :

cas t :

- si t est un regex :
  - si Reg (w,t)
  - alors TRUE.
  - sinon FALSE
- si t est une variable x :

Notation : $\rho(x)$ est une fonction partielle de l'ensemble des variables $\mathcal{V}$ vers l'ensemble des chaînes de caractères Σ^*

  - si $\rho(x)$ est défini
    - si $\rho(x) = w$
    - alors TRUE
    - sinon FALSE
  - si $\rho(x)$ n'est pas défini, alors

Notation : $\mathcal{e}$ est l'environnement constitué des couples dont la première composante est prise dans l'ensemble des variables et la deuxième composante dans l'ensemble des chaînes de caractères

-$\mathcal{E}$: = $\mathcal{E}$ U {(x,w)} ;

- TRUE ;

Procédure Inserer-clause (H), où H est une clause de Horn ayant une ou deux représentations de formules en partie négative :

Notation : Si M est une matrice m x n, m, n $\in$ N, notons $m_{i,f}$ l'élément de la i^{ème} ligné indéxé par f, et de manière semblable $m_{f,i}$ et m_{f_1,f_2}.

Cas H :

- si H est de la forme $f_1 \rightarrow f$, alors
  - s'il existe déjà une colonne de M indiquée par f_1
    - alors, ajouter une ligne indicée par f avec $m_{f,f1} = 1$;
    - sinon, ajouter une colonne indicée par f et une ligne indicée par f_1 avec $m_{f,f1} = 1$;
- si H est de la forme $f_1 \wedge f_2$, alors :
  - si ni f_1, ni f_2 ne sont indice d'aucune colonne de M
    - alors, ajouter 2 colonnes indicées par f_1 et f_2 et une ligne indicée par f avec $m_{f,f1} = m_{f,f2} = 2$
  - si seulement l'un des f_i, i = 1,2 n'est pas indice d'une colonne de m alors :
    - ajouter une colonne indicée par f_i et une ligne indicée par f avec $m_{f,fi} = m_{f,fj} = 2$, où j $\in$ {1,2} \ {i}
  - si f_1 et f_2 sont indices de colonnes de M, alors :
    - ajouter une ligne indicée par f avec $m_{f,f1} = m_{f,f2} = 2$

Procédure resolve-matrice

- si Stack = pile-vide, alors rien ;
- sinon soit f : = depiler (Stack) ; $\forall_i$ tel que $m_{i,f}$ est l'élément existe faire :
  - $m_{i,f} = m_{i,f} - 1$;
  - $\forall_j$ tel que $m_{i,j}$ existe faire : $m_{i,j} := m_{i,j} - 1$

- si $m_{i,j} = 0$, alors ;
  - soit f_1 l'indice de la ligne $m_{i,f}$
  - si $f_1 \notin$ Res-Form, alors :
    - Stack : = empiler (Stack, f_1)
    - Res-form := Res-Form U { f_1}
- suppr ($m_{i,f}$) ;
- si la $i^{ème}$ ligne la supprimer, si la colonne indicée par f est vide la supprimer

Satis :

Tant que Stack $\neq$ pile- vide faire :

- soit f_1 = depiler (Stack) ;
- si $f_1 \in F_s$ alors form (f) est vérifiée à l'état etat(f)

Toute modification à la portée de l'homme du métier fait partie de l'esprit de l'invention.

ANNEXE

Annexe 1

{op = « connection », result = « failed »,...}

et plus tard {op = « connection », result = « succes »,...}

Annexe 2

E1 : {op = « connection », result = « failed « , subject = « machin »}

E2 : {op = « connection », result = « succes », subject = « machin »,
date = « 14 : 09 : 99 »}

E3 : {op = « exec », result = « succes », object = « emacs », mode = « tex »,
subject = « machin »}

Annexe 3

F∧ ◊ H où F et H sont des formules atomiques de détection d'évènement exprimée en logique temporelle à partir de formules atomiques.

E1 : {F}
E2 : {H}
E3 : {G}

Annexe 4

ETATS	F	H
E1	1	0
R2	0	1
R3	0	0

Tables de vérité des formules atomiques

Annexe 5

ETATS	◊ H	F ∧ ◊ H
E1	1	1
E2	1	0
E3	0	0

Tables de vérité des formules non atomiques

Annexe 7

ETATS	Formules et sous-formules		Clauses engendrées
E1	**F ∧ ◊ H**	(f_1)	
	(f_1) : F	(f_2)	(f_2)
	◊ H	(f_3)	$(f_2) \wedge (f_3) \rightarrow (f_1)$
	(f_3) H	(f_4)	$(f_4) \rightarrow$FALSE
E2	**F ∧ ◊ H**	(f_6)	
	(f_3) ◊ H	(f_7)	$(f_7) \rightarrow (f_3)$
	(f_7) : H	(f_8)	(f_8)
	(f_6) : F	(f_9)	$(f_6) \rightarrow (f_7)$
			$(f_6) \rightarrow$FALSE
E3	**F ∧ ◊ H**	(f_{10})	
	(f_7) ◊ H	(f_{11})	$(f_{11}) \rightarrow (f_7)$
	(f_{11}) : H	(f_{12})	$(f_{12}) \rightarrow$FALSE
	(f_{10}) : F	(f_{13})	$(f_{11}) \rightarrow$FALSE

Annexe 6

ETATS	Formules et sous-formules		Clauses engendrées
E1	**F** Λ $\Diamond$ **H**	(f_1)	
	(f_1) : F	(f_2)	(f_2)
	$\Diamond$ H	(f_3)	(f_2) Λ (f_3) $\rightarrow$ (f_1)
	(f_3) : H V O ($\Diamond$ H)	(f_4)	(f_4) $\rightarrow$ (f_3)
	(f_4) : H	(f_5)	(f_5) $\rightarrow$ (f_4)
			(f_5) $\rightarrow$ FALSE
	O ($\Diamond$ H)	(f_6)	(f_6) $\rightarrow$ (f_4)
E2	**F** Λ $\Diamond$ **H**	(f_7)	
	(f_6) ($\Diamond$ H)	(f_8)	(f_8) $\rightarrow$ (f_6)
	(f_8) : H V O ($\Diamond$ H)	(f_9)	(f_9) $\rightarrow$ (f_8)
	(f_9) : H	(f_{10})	(f_{10}) $\rightarrow$ (f_9)
			(f_{10})
	O ($\Diamond$ H)	(f_{11})	
	(f_7) : F	(f_{12})	(f_{11}) $\rightarrow$ (f_9)
	($\Diamond$ H)	(f_{13})	(f_{12}) $\rightarrow$ FALSE
	(f_{13}) : H V O ($\Diamond$ H)	(f_{14})	(f_{12}) Λ (f_{13}) $\rightarrow$ (f_7)
	(f_{14}) : H	(f_{15})	(f_{14}) $\rightarrow$ (f_{13})
			(f_{15}) $\rightarrow$ (f_{14})
			(f_{15})
	O ($\Diamond$ H)	(f_{16})	(f_{16}) $\rightarrow$ (f_{14})
E3	**F** Λ $\Diamond$ **H**	(f_{17})	
	(f_{11}) : $\Diamond$ H	(f_{18})	(f_{18}) $\rightarrow$ (f_{11})
	(f_{18}) : H V O ($\Diamond$ H)	(f_{19})	(f_{19}) $\rightarrow$ (f_{18})
	(f_{19}) : H	(f_{20})	(f_{20}) $\rightarrow$ (f_{19})
			(f_{20}) $\rightarrow$ FALSE
	O ($\Diamond$ H)	(f_{21})	(f_{21}) $\rightarrow$ (f_{19})
	(f_{16}) : ($\Diamond$ H)	(f_{22})	(f_{22}) $\rightarrow$ (f_{16})
	(f_{22}) : H V O ($\Diamond$ H	(f_{23})	(f_{23}) $\rightarrow$ (f_{22})
	(f_{23}) : H	(f_{24})	(f_{24}) $\rightarrow$ (f_{23})
			(f_{24}) $\rightarrow$ FALSE
	O ($\Diamond$ H)	(f_{25})	(f_{25}) $\rightarrow$ (f_{23})
			(f_{25}) $\rightarrow$ FALSE
	(f_{17}) : F	(f_{26})	(f_{26}) $\rightarrow$ FALSE
	$\Diamond$ H	(f_{27})	(f_{26}) Λ (f_{27}) $\rightarrow$ (f_{17})
	(f_{27}) : H V O ($\Diamond$ H)	(f_{28})	(f_{28}) $\rightarrow$ (f_{27})
	(f_{28}) : H	(f_{29})	(f_{29}) $\rightarrow$ (f_{28})
			(f_{29}) $\rightarrow$ FALSE
	O ($\Diamond$ H)	(f_{30})	(f_{30}) $\rightarrow$ (f_{28})
			(f_{30}) $\rightarrow$ FALSE

Feuille avant rectification

REVENDICATIONS

1.Procédé performant de résolution de spécifications caractérisé en ce qu'il comporte :

a) une étape de formulation des conditions d'audit que l'on veut détecter à l'aide de formules de spécification, exprimant des schémas d'attaque ou d'introduction frauduleuse, ou encore d'anomalies, ceci n'étant pas limitatif, à vérifier par l'examen des enregistrements du fichier compte-rendu du système ;

b) une étape d'expansion des formules en sous-formules;

c) une étape consistant à engendrer pour chaque formule expansée à chaque enregistrement des clauses de Horn à résoudre pour détecter si la formule est valide ou non à cet enregistrement, les clauses de Horn exprimant les implications résolvantes des sous-formules pour chaque enregistrement balayé, en clauses positives, c'est-à-dire ne comptant qu'un littéral positif, et en clauses non positives, c'est-à-dire comptant au moins un littéral négatif, lesquels littéraux négatifs forment la partie négative de la clause ;

d) une étape de mémorisation des clauses de Horn positives dans une pile de sous-formules œuvrées et une étape de mémorisation dans un tableau comportant une représentation de la ou des sous-formules impliquantes constituant la partie négative de la clause et du lien avec la ou les sous-formules impliquées constituant la partie positive de la clause et mémorisation dans un compteur du nombre de formules ou sous-formules présentes dans la partie négative de la clause pour chaque sous-formule impliquée ;

e) une étape de résolution du tableau à partir de chaque clause positive rencontrée ;

f) une étape d'itération des étapes b) à e) jusqu'au parcours complet de tous les enregistrements du fichier compte-rendu.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé par le fait que pour la formulation de la spécification, une logique temporelle est utilisée.

3. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le tableau est matriciel et indexé en colonnes par les indices des formules apparaissant dans la partie négative des clauses de Horn et les lignes sont exactement les clauses de Horn.

4. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le tableau est représenté sous forme de matrice creuse, les colonnes étant représentées au moyen de listes chaînées et les lignes demeurant implicites, est préférée

5. Procédé selon les revendications 1 ou 2, caractérisé en ce qu'une étape d'optimisation de l'expansion des formules est obtenue par une table de hachage dans le but d'assurer qu'une même formule n'est pas expansée plus d'une fois à chaque enregistrement.

6. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le fichier compte-rendu n'est parcouru qu'une seule fois du début jusqu'à la fin.

7. Dispositif permettant la mise en œuvre du procédé selon une des revendications 1 à 6, caractérisé en ce que le dispositif de résolution d'un modèle comporte :

- un logiciel adaptateur permettant de traduire les informations du fichier compte-rendu formulées dans le langage spécifique de la machine en un langage compréhensible de l'interpréteur ;
- un interpréteur recevant les informations de l'adaptateur et recevant la formulation de la spécification dans la logique temporelle en une formule de spécification pour expanser cette formule et remplir le tableau et la pile de sous-formules œuvrées décrits plus haut résultant du balayage du fichier compte-rendu de la machine ;
- un algorithme de traitement de clauses permettant de résoudre les clauses de Horn utilisant les informations du tableau et de la pile de sous-formules œuvrées, cet algorithme de traitement de clauses générant un fichier de sortie ou générant une action.

Feuille rectifiée
1

REVENDICATIONS

1. Procédé performant de résolution de spécifications caractérisé en ce qu'il comporte :

a) une étape de formulation des conditions d'audit que l'on veut détecter à l'aide de formules de spécification, exprimant des schémas d'attaque ou d'introduction frauduleuse, ou encore d'anomalies, ceci n'étant pas limitatif, à vérifier par l'examen des enregistrements du fichier compte-rendu du système informatique ;

b) une étape d'expansion par un algorithme des formules en sous-formules;

c) une étape de balayage par un interpréteur consistant à engendrer pour chaque formule expansée à chaque enregistrement des clauses de Horn à résoudre pour détecter si la formule est valide ou non à cet enregistrement, les clauses de Horn exprimant les implications résolvantes des sous-formules pour chaque enregistrement balayé, en clauses positives, c'est-à-dire ne comptant qu'un littéral positif, et en clauses non positives, c'est-à-dire comptant au moins un littéral négatif, lesquels littéraux négatifs forment la partie négative de la clause ;

d) une étape de mémorisation des clauses de Horn positives dans une pile de sous-formules œuvrées et une étape de mémorisation dans un tableau comportant une représentation de la ou des sous-formules impliquantes constituant la partie négative de la clause et du lien avec la ou les sous-formules impliquées constituant la partie positive de la clause et mémorisation dans un compteur du nombre de formules ou sous-formules présentes dans la partie négative de la clause pour chaque sous-formule impliquée ;

e) une étape de résolution du tableau à partir de chaque clause positive rencontrée pour générer soit un fichier de sortie, soit une action du système informatique ;

Feuille rectifiée

f) une étape d'itération des étapes b) à e) jusqu'au parcours complet de tous les enregistrements du fichier compte-rendu.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé par le fait que pour la formulation de la spécification, une logique temporelle est utilisée.

3. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le tableau est matriciel et indexé en colonnes par les indices des formules apparaissant dans la partie négative des clauses de Horn et les lignes sont exactement les clauses de Horn.

4. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le tableau est représenté sous forme de matrice creuse, les colonnes étant représentées au moyen de listes chaînées et les lignes demeurant implicites, est préférée

5. Procédé selon les revendications 1 ou 2, caractérisé en ce qu'une étape d'optimisation de l'expansion des formules est obtenue par une table de hachage dans le but d'assurer qu'une même formule n'est pas expansée plus d'une fois à chaque enregistrement.

6. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le fichier compte-rendu n'est parcouru qu'une seule fois du début jusqu'à la fin.

7. Dispositif permettant la mise en œuvre du procédé selon une des revendications 1 à 6, caractérisé en ce que le dispositif de résolution d'un modèle comporte :

- un logiciel adaptateur exécuté par le système informatique permettant de traduire les informations du fichier compte-rendu formulées dans le langage spécifique de la machine en un langage compréhensible de l'interpréteur ;
- un interpréteur exécuté par le système informatique recevant les informations de l'adaptateur et recevant la formulation de la spécification dans la logique temporelle en une formule de spécification pour expanser cette formule et remplir le tableau et la pile de sous-formules œuvrées mémorisées dans une mémoire du système informatique et résultant du balayage du fichier compte-rendu du système informatique;

Feuille rectifiée

- un algorithme de traitement de clauses exécuté par le système informatique permettant de résoudre les clauses de Horn utilisant les informations du tableau et de la pile de sous-formules œuvrées, cet algorithme de traitement de clauses générant un fichier de sortie ou générant une action.

Feuille recurriée
2

f) une étape d'itération des étapes b) à e) jusqu'au parcours complet de tous les enregistrements du fichier compte-rendu.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé par le fait que pour la formulation de la spécification, une logique temporelle est utilisée.

3. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le tableau est matriciel et indexé en colonnes par les indices des formules apparaissant dans la partie négative des clauses de Horn et les lignes sont exactement les clauses de Horn.

4. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le tableau est représenté sous forme de matrice creuse, les colonnes étant représentées au moyen de listes chaînées et les lignes demeurant implicites, est préférée

5. Procédé selon les revendications 1 ou 2, caractérisé en ce qu'une étape d'optimisation de l'expansion des formules est obtenue par une table de hachage dans le but d'assurer qu'une même formule n'est pas expansée plus d'une fois à chaque enregistrement.

6. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que le fichier compte-rendu n'est parcouru qu'une seule fois du début jusqu'à la fin.

7. Système informatique comportant des moyens de mémorisation et des moyens d'exécution de programmes permettant la mise en œuvre du procédé selon une des revendications 1 à 6, caractérisé en ce que le système comporte :

- un moyen adaptateur permettant de traduire les informations du fichier compte-rendu formulées dans le langage spécifique de la machine en un langage compréhensible d'un moyen interpréteur ;
- le moyen interpréteur recevant les informations de l'adaptateur et recevant la formulation de la spécification dans la logique temporelle en une formule de spécification pour expanser cette formule et remplir le tableau et la pile de sous-formules œuvrées mémorisées dans une mémoire du système informatique et résultant du balayage du fichier compte-rendu du système informatique;

Feuille rectifiée
2

- un algorithme de traitement de clauses exécuté par le système informatique permettant de résoudre les clauses de Horn utilisant les informations du tableau et de la pile de sous-formules œuvrées, cet algorithme de traitement de clauses générant un fichier de sortie ou générant une action.

PL 1/2

Figure 1

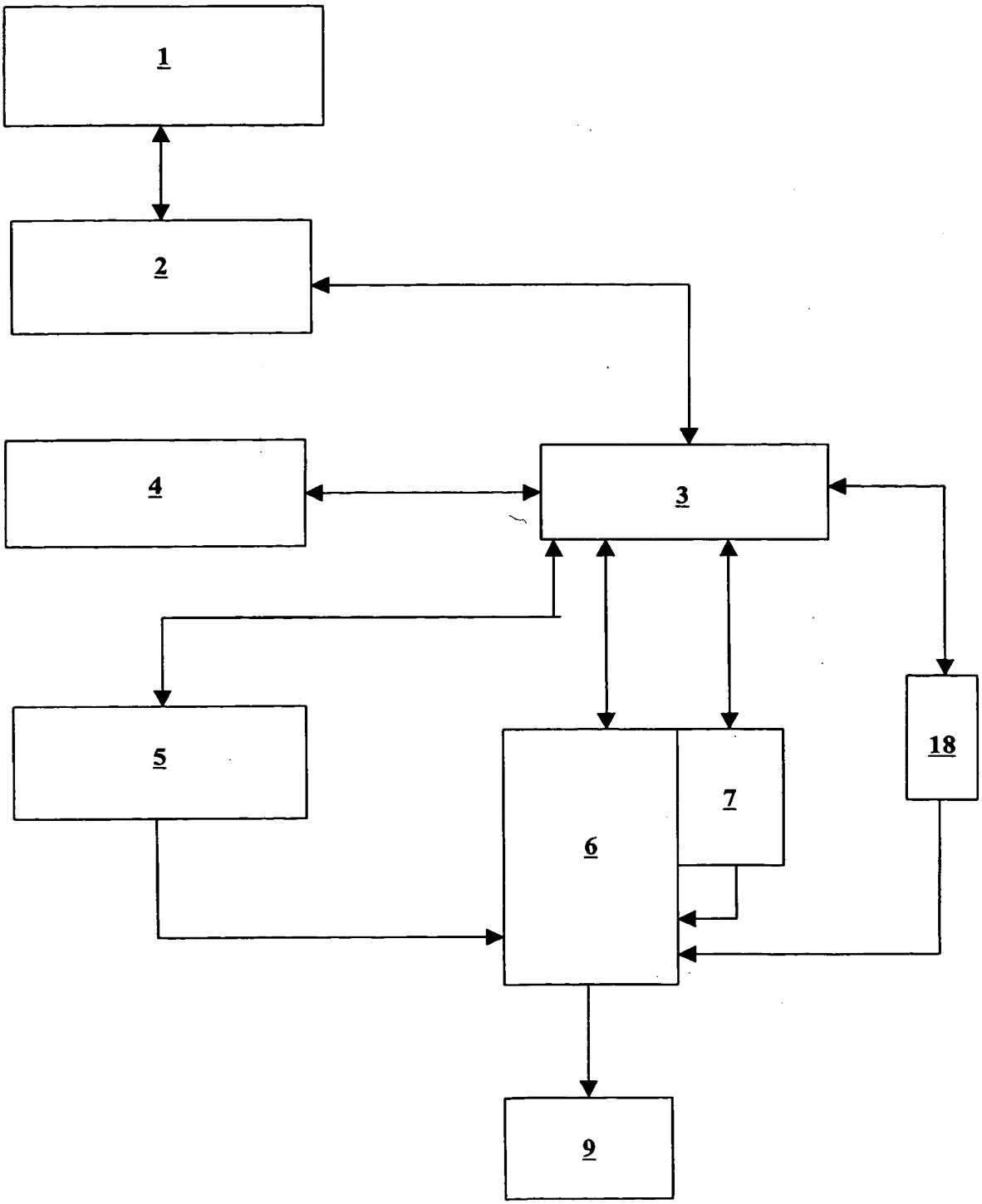
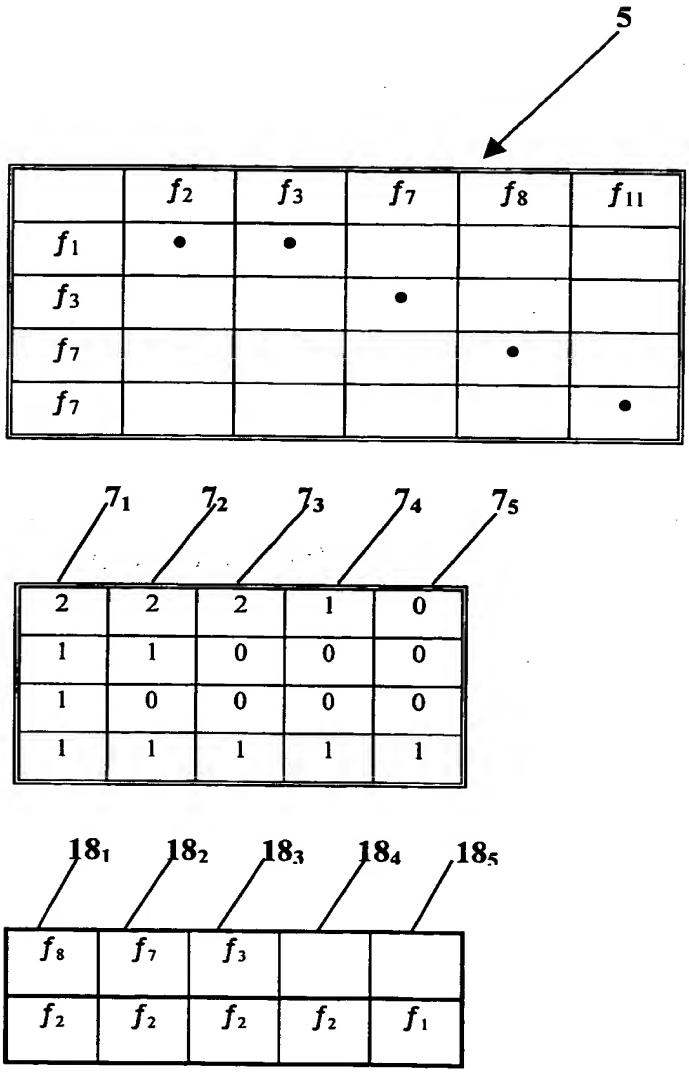


figure 2


5
f2 f3 f7 f8 f11
f1 • •
f3 •
f7 •
f7 •
7 1 7 2 7 3 7 4 7 5
2 2 2 1 0
1 1 0 0 0
1 0 0 0 0
1 1 1 1 1
18 1 18 2 18 3 18 4 18 5
f8 f7 f3
f2 f2 f2 f2 f1